



Contrôle d'Admission Basé sur un Plan de Connaissance

Doreid Ammar, Thomas Begin, Isabelle Guérin-Lassous, Ludovic Noirie

► To cite this version:

Doreid Ammar, Thomas Begin, Isabelle Guérin-Lassous, Ludovic Noirie. Contrôle d'Admission Basé sur un Plan de Connaissance. 14èmes Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel), 2012, La Grande Motte, France. pp.1-4. hal-00690485

HAL Id: hal-00690485

<https://hal.science/hal-00690485>

Submitted on 23 Apr 2012

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

Contrôle d'Admission Basé sur un Plan de Connaissance

Doreid Ammar¹ and Thomas Begin¹ and Isabelle Guérin Lassous¹ and Ludovic Noirie²

¹ Université Lyon 1 / LIP (UMR ENS Lyon - INRIA - CNRS - UCBL) ; *Prénom.Nom@ens-lyon.fr*

² Alcatel-Lucent Bell Labs, Nozay ; *ludovic.noirie@alcatel-lucent.com*

Nous présentons une solution pour le contrôle d'admission qui repose (i) sur l'élaboration en continu d'un plan de connaissance (ii) et sur la modélisation du comportement d'un lien réseau par une file monoserveur. Cette solution offre l'avantage de se baser uniquement sur une connaissance acquise au cours du temps et permet ainsi de s'affranchir d'un paramétrage compliqué des paramètres comme c'est le cas pour les solutions classiques de contrôle d'admission. [†]

1 Introduction

Le volume des données échangées sur les réseaux informatiques, filaires comme sans-fil, est en constante augmentation, et à supposer que les capacités de transmissions des réseaux ne progressent pas à cette même vitesse, les opérateurs risqueraient un engorgement de leurs réseaux. Ces congestions seraient fortement pénalisantes pour les flux nécessitant une qualité de service qui, désormais, représentent une proportion grandissante et significative du trafic. Par exemple, les flux émis par les serveurs vidéos de Netflix sont devenus en moins deux ans la principale source Internet sur les réseaux de backbone du territoire nord-américain avec près de 25% du trafic [Har11]. Or pour ce type de flux, il est crucial que le pourcentage de pertes et la gigue des paquets IP restent sous un certain seuil.

Afin de garantir un niveau de QoS à certains flux, plusieurs options se présentent à un opérateur, comme par exemple, le surdimensionnement, la réservation de ressources, la différenciation de service et le contrôle d'admission. Le contrôle d'admission vise à limiter le nombre de flux circulants dans un réseau afin de maintenir le niveau d'utilisation des ressources du réseau en deçà d'un certain seuil permettant de satisfaire les critères de performances exigés par les flux avec QoS. En effet, si l'utilisation des liens demeure basse ou modérée, il est généralement admis que les paramètres de QoS des flux seront satisfaits. Deux critères de performances sont généralement étudiés : le taux de paquets perdus et le délai passé à attendre dans le buffer du lien avant transmission.

De nombreuses solutions ont été proposées pour réaliser un contrôle d'admission sur un lien réseau [Flo96, JD97, QK01]. Plusieurs études permettent également d'en comparer leurs performances [Moo04, ABGLN11]. Globalement, ces solutions opèrent en 2 étapes. D'abord, elles évaluent l'utilisation courante du lien en calculant son débit moyen en sortie. Puis, en supposant (i) un profil statistique pour le trafic déjà présent et (ii) les caractéristiques du nouveau flux arrivant, elles estiment si le surplus de charge induit par le nouveau flux risque de compromettre les performances des autres flux (ainsi que celles du nouveau flux). Si oui, le flux est rejeté, sinon le flux est accepté. Les solutions existantes varient par (a) leur estimation de l'utilisation courante du lien, (b) leurs hypothèses sur les flux arrivants et (c) leur calcul de la probabilité de dépasser les contraintes de QoS. Un inconvénient majeur de ces solutions est un paramétrage difficile et statique. Comme le montrent certaines études de performance [Moo04], un tel paramétrage n'est souvent efficace que pour un scénario donné et induit des performances limitées pour d'autres scénarios. Dans notre travail, notre objectif a été de s'affranchir d'un paramétrage compliqué et de baser le contrôle d'admission sur une connaissance acquise au cours du temps.

[†]. Ce travail a été réalisé dans le cadre du projet *Semantic Networking* du laboratoire commun INRIA - Alcatel Lucent-Bell Labs.

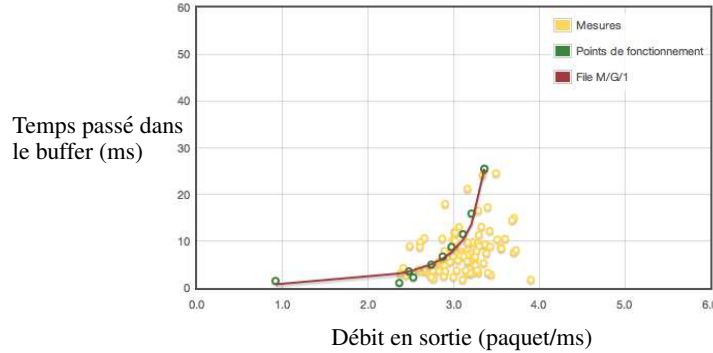


FIGURE 1: Exemple d'un plan de connaissance comprenant les mesures, les points de fonctionnement et le modèle type file d'attente associé

2 Solution proposée

Notre solution de contrôle d'admission repose (i) sur l'élaboration en continu d'un plan de connaissance (ii) et sur la modélisation du comportement d'un lien réseau par une file monoserveur.

2.1 Construction du plan de connaissance

Un *plan de connaissance* définit un ensemble de mesures, diverses dans l'espace et dans le temps, dont les valeurs reflètent de façon collective le comportement d'un réseau. Sa constitution doit permettre une meilleure gestion du réseau. Ici, nous en proposons une définition pensée pour le contexte du contrôle d'admission sur un lien de communication.

Notre plan de connaissance comprend un ensemble de 10 points, que l'on désigne comme *points de fonctionnement*. Chacun de ces points correspond à un couple de valeurs associant (1) un débit moyen en sortie du lien et (2) un délai d'attente moyen des paquets dans le buffer du lien (respectivement, (2) un taux de perte moyen). Ces points sont des agrégats (clusters) dont les coordonnées seront régulièrement mises à jour par la collecte de nouvelles mesures. Pour cela, nous mesurons toutes les 200 ms quels ont été le débit et le délai d'attente (respectivement le taux de perte) observés sur le lien. Puis, toutes les 20 secondes, c'est-à-dire une fois collectées 100 nouvelles mesures, nous calculons les nouvelles coordonnées des points de fonctionnement. Pour mener cette étape de clusterisation, nous nous appuyons sur l'algorithme *k-means*. Afin d'éviter une explosion du nombre de mesures dans le calcul des agrégats, nous limitons le nombre total de points de mesure à 2000 (parmi lesquels 100 sont renouvelés toutes les 20 secondes). Au final, cette méthode permet de produire un ensemble de 10 points de fonctionnement représentant une *courbe de performances* du lien. La Figure 1 illustre ce principe pour un exemple avec un lien de 10 Mb/s soumis à un trafic issu d'une trace réelle.

L'allure de ces courbes de performances est conforme à nos attentes et aux résultats issus de la théorie des files d'attente. Elles vérifient le comportement qualitatif suivant : à mesure que le débit moyen en sortie progresse, le délai d'attente (respectivement le taux de perte) s'accroît. Notons que selon la nature du lien et du trafic soumis en entrée du lien, les caractères quantitatifs de ces courbes de performances diffèrent.

2.2 Modélisation et exploitation du plan de connaissance

Nous nous appuyons sur une méthode rapide et automatique pour associer un modèle de type file d'attente au comportement du lien réseau tel qu'il est décrit par les points de fonctionnement [BBB⁺10]. Cette méthode délivre une file monoserveur qui reproduit au plus près les performances observées du lien (cf. Figure 1). Pour notre étude, nous limitons la recherche du modèle aux files de type *M/G/1* (respectivement *M/G/1/K*) lorsqu'on s'intéresse au délai d'attente (respectivement au taux de perte). La méthode, pour fonctionner, nécessite 10 points de fonctionnement.

Ensuite, la décision de notre contrôle d'admission d'accepter un nouveau flux repose sur l'exploitation du modèle de type file d'attente trouvé. Nous réalisons une projection de charge (« capacity planning ») sur ce nouveau modèle afin d'évaluer quelles seraient les performances du lien réseau si la charge soumise en

entrée du lien venait à augmenter. La résolution du modèle pour ce niveau charge nous permet d'estimer le risque que, une fois le nouveau flux accepté, la nouvelle valeur du délai d'attente (respectivement du taux de perte) dépasse le seuil exigé par la QoS des flux. Plus formellement, on a :

Si $P_{file}(R+r) \leq A$, Alors un flux arrivant avec un débit r est accepté, Sinon il est refusé

où P_{file} est la fonction du modèle type file d'attente associé à la courbe de performances, R est le débit moyen courant du lien et A est une constante représentant un temps si on considère le délai d'attente comme critère de QoS (respectivement un taux dans le cas du taux de perte). Notons que la définition de la fonction P_{file} est révisée à chaque fois que les coordonnées des points de fonctionnement du plan de connaissance évoluent.

Par ailleurs, dans notre contexte, nous supposons que le débit moyen des flux arrivants n'est pas connu. Nous estimons leur débit moyen à partir de leurs 20 premiers paquets. A l'instar des algorithmes statistiques de classification des flux [JCB12], seuls les flux « éléphants » pourront se voir refuser l'accès au lien (les flux « souris » seront toujours admis).

3 Evaluation

Pour évaluer le comportement de notre solution, nous l'avons implantée dans le simulateur ns-3. Nous avons considéré un lien de 10 Mb/s avec une taille de buffer de 60 ms (respectivement 20 ms dans le cas du taux de perte). Le lien est soumis à une source à laquelle vont tenter de venir s'ajouter des flux VBR de débits 64 kb/s et de durée moyenne 120 s. Les arrivées des flux VBR suivent un processus de Poisson. Par soucis de généralité, nous avons considéré plusieurs possibilités pour modéliser la source initiale : un processus Poisson, un processus PPBP [ZNA03] qui présente un fort degré d'autosimilarité et une trace collectée sur un réseau réel. Dans tous les cas, la source initiale émet à un débit moyen de 4.5 Mb/s.

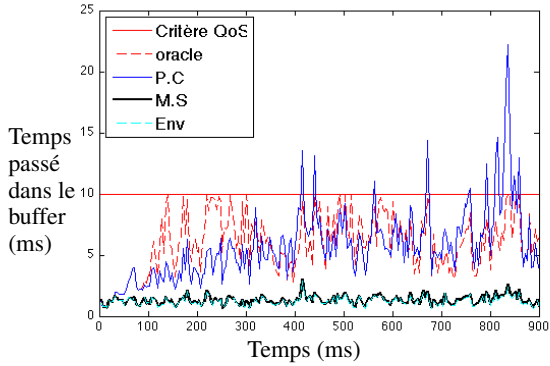
Afin d'apprécier les performances de notre solution, nous avons implanté 3 autres algorithmes [Flo96, JD97, QK01] ainsi qu'une procédure permettant de déterminer le nombre maximal de flux VBR pouvant être acceptés tout en satisfaisant au critère de QoS. Cette procédure est un *oracle* dont les performances ne pourront être égalées par aucune solution. En effet, les décisions prises par l'oracle requièrent une connaissance non disponible à l'instant présent.

Par manque de place, nous présentons uniquement les résultats obtenus dans le cas de la trace réelle avec le délai d'attente comme critère de QoS. La Figure 2 montre les résultats obtenus. Dans le cadran de gauche nous avons représenté l'évolution du temps moyen passé par les paquets dans le buffer du lien en fonction du temps. Premièrement, nous remarquons que l'oracle satisfait toujours le critère de QoS choisi en s'approchant très souvent de la valeur maximale tolérée. Les résultats de notre contrôle d'admission, nommé *P.C.* sur la figure pour Plan de Connaissance, montrent qu'après une période d'apprentissage de quelques dizaines de secondes pour constituer un ensemble de points de fonctionnement, il maintient un temps d'attente moyen pour les paquets souvent compris entre 4 et 10 ms avec quelques dépassements du critère de QoS (environ 5% du temps). A l'inverse les deux autres solutions de contrôle d'admission que nous avons testées, *M.S.* pour Somme Mesurée [JD97] et *Env* pour Agregate Envelopp [QK01], et pour lesquelles nous avons calibrés les paramètres aussi finement que possible (se reporter à [ABGLN11] pour plus de détails), présentent un comportement excessivement conservateur. Ces observations sont confirmées par la table présentée dans le cadran de droite de la Figure 2. L'oracle permet d'accepter presque 200 flux, notre solution 170 tandis que les solutions concurrentes les refusent presque tous. Pour d'autres types de trafic pour la source initiale, les résultats de notre solution sont assez similaires. En revanche, les résultats des solutions concurrentes peuvent fortement varier selon que le calibrage ad hoc de leurs paramètres convienne ou non aux spécificités du trafic. Notons que le cas de la Figure 2 est un exemple manifeste où les résultats des solutions *M.S.* et *Env* sont très insuffisants.

4 Discussion et Conclusion

Notre solution repose sur l'idée que les performances qui ont été observées dans le passé (et intégrées au plan de connaissance) sont un élément utile pour estimer les performances futures d'un système. Plus formellement, nous faisons l'hypothèse de cohérence suivante :

$$\text{Si } R_1 = R_2, \text{ Alors } P_{lien}(R_1) = P_{lien}(R_2).$$



Solutions	Nb flux admis	Nb flux refusés
oracle	197	435
P.C	170	462
M.S	10	622
Env	0	632

FIGURE 2: Performances des solutions dans le cas de la trace réelle avec le délai d'attente comme critère de QoS

où R_1 et R_2 sont des niveaux de débits moyen en sortie du lien et P_{lien} représente le délai d'attente associé (respectivement le taux de perte) observé sur le lien. Bien que cette relation puisse paraître naturelle, il est clair que plus R_1 et R_2 seront éloignés dans le temps, plus cette relation risquera de s'altérer, en particulier si, entretemps, le profil statistique du trafic (e.g., sa sporadicité ou son auto-corrélation) a largement varié. Notre procédure de construction des points de fonctionnement tient compte de cette dernière remarque car, progressivement, les mesures les plus anciennes sont retirées et remplacées par des mesures récentes de l'activité du lien.

Pour conclure, nous avons présenté un nouveau contrôle d'admission basé (i) sur l'élaboration en continu d'un plan de connaissance (ii) et sur la modélisation du comportement d'un lien réseau par une file mono-serveur. Notre solution se distingue des solutions concurrentes par sa simplicité d'implantation et de mise oeuvre. Ainsi, aucun calibrage a priori n'est requis pour son utilisation. Le plan de connaissance et sa modélisation se construisent automatiquement à partir des mesures « réelles » collectées sur le réseau, ce qui permet de s'affranchir des étapes de calibrage souvent difficiles. D'après nos résultats d'expériences, notre solution permet d'atteindre un contrôle d'admission ni trop conservateur, ni trop permissif.

Références

- [ABGLN11] Doreid Ammar, Thomas Begin, Isabelle Guérin-Lassous, and Ludovic Noirie. Evaluation and comparison of MBAC solutions. In *Proceedings of IEEE LCN 2011*, 2011.
- [BBB⁺10] Thomas Begin, Alexandre Brandwajn, Bruno Baynat, Bernd Wolfinger, and Serge Fdida. High-level approach to modeling of observed system behavior. *Performance Evaluation*, 67(5), 2010.
- [BJS00] Lee Breslau, Sugih Jamin, and Scott Shenker. Comments on the Performance of Measurement-Based Admission Control Algorithms. In *Infocom*, pages 1233–1242, 2000.
- [Flo96] Sally Floyd. Comments on measurement-based admissions control for controlled-load services. Technical report, 1996.
- [Har11] Devindra Hardawar. Netflix now accounts for 25% of north american internet traffic. <http://venturebeat.com/2011/05/17/netflix-north-america-traffic/>, May 2011.
- [JCB12] Mohamad Jaber, Roberto Cascella, and Chadi Barakat. Using host profiling to refine statistical application identification. In *Proceedings of INFOCOM*, 2012.
- [JD97] Sugih Jamin and Peter B. Danzig. A measurement-based admission control algorithm for integrated services packet networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 5(1):56–70, Feb 1997.
- [Moo04] Andrew W. Moore. An implementation-based comparison of Measurement-Based Admission Control algorithms. *J. High Speed Netw.*, 13:87–102, April 2004.
- [QK01] Jingyu Qiu and Edward W. Knightly. Measurement-based admission control with aggregate traffic envelopes. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 9(2):199–210, Apr 2001.
- [ZNA03] Moshe Zukerman, Timothy D. Neame, and Ronald G. Addie. Internet traffic modeling and future technology implications. In *Proceedings of INFOCOM*, 2003.